

# PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number : 10-050032

(43)Date of publication of application : 20.02.1998

(51)Int.Cl. 611B 27/00  
611B 7/00  
611B 20/12  
611B 20/18  
611B 20/18  
611B 20/18

(21)Application number : 08-214075

(71)Applicant : SONY CORP

(22)Date of filing : 26.07.1996

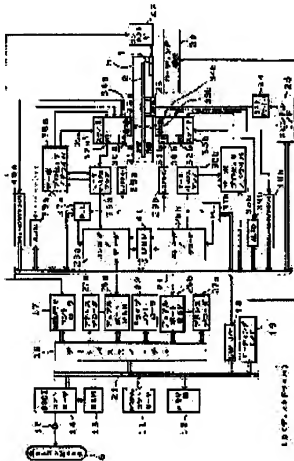
(72)Inventor : FUNABASHI TAKESHI  
KIMURA MAKOTO

## (54) DRAW TYPE DISK SYSTEM, DRAW TYPE DISK RECORDING OR REPRODUCING METHOD AND DRAW TYPE DISK DRIVE DEVICE

### (57)Abstract:

**PROBLEM TO BE SOLVED:** To obtain a suitable recording or reproducing method by writing or reading management information about a DRAW type recording area of a DRAW type disk on a rewritable recording means.

**SOLUTION:** A laser is continuously outputted at a reproducing level from a laser diode 31a by a laser diode driver 29a. A laser output level is controlled by an automatic laser power control(ALPC) circuit 39a. Laser light outputted from the laser diode 31a is projected from an objective lens 33a via an optical system to a recording surface of the disk 2, while its reflecting light is guided to a detector 32a by the optical system. This detector 32a composed of plural photodetectors is operated to output currents as photoelectrically converted signals from the individual photodetectors respectively, and these outputs are sent to an I-V/matrix amplifier 36a.



(19) 日本国特許庁 (J P)

## (12) 公開特許公報 (A)

(11) 特許出願公開番号

特開平10-50032

(43) 公開日 平成10年(1998) 2月20日

(51) Int.Cl. <sup>6</sup>	識別記号	序内整理番号	F I	技術表示箇所
G 1 1 B 27/00			G 1 1 B 27/00	D
7/00		9464-5D	7/00	H
20/12		9295-5D	20/12	
20/18	5 5 2		20/18	5 5 2 A
	5 7 2			5 7 2 C
審査請求 未請求 請求項の数 3 F D (全 14 頁) 最終頁に続く				

(21) 出願番号 特願平8-214075

(22) 出願日 平成8年(1996) 7月28日

(71) 出願人 000002185

ソニー株式会社

東京都品川区北品川6丁目7番35号

(72) 発明者 船橋 武

東京都品川区北品川6丁目7番35号 ソニー株式会社内

(72) 発明者 木村 真

東京都品川区北品川6丁目7番35号 ソニー株式会社内

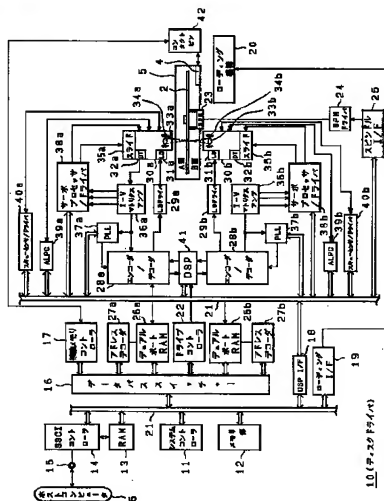
(74) 代理人 弁理士 脇 篤夫 (外1名)

(54) 【発明の名称】 追記型ディスクシステム、追記型ディスクの記録又は再生方法、及び追記型ディスクドライブ装置

(57) 【要約】

【課題】 追記型ディスクを用いるシステムの動作の効率化。

【解決手段】 ディスク上の追記型記録領域2とは独立した書換可能記録手段4を有する追記型ディスク1と、この追記型ディスクに対して、追記型記録領域に対するデータの記録又は再生動作及び書換可能記録手段に対するデータの記録又は再生動作を行なうことのできる追記型ディスクドライブ装置10とでシステム構成する。そして追記型ディスクドライブ装置は、追記型ディスクの追記型記録領域に関する管理情報の書込又は読出を書換可能記録手段に対して行なうようにする(17、42)。



**【特許請求の範囲】**

【請求項1】 ディスク上の追記型記録領域とは独立した書換可能記録手段を有する追記型ディスクと、当該追記型ディスクに対して、追記型記録領域に対するデータの記録又は再生動作及び書換可能記録手段に対するデータの記録又は再生動作を行なうことのできる追記型ディスクドライブ装置とを有して成り、

前記追記型ディスクドライブ装置は、前記追記型ディスクの追記型記録領域に関する管理情報の書込又は読出を前記書換可能記録手段に対して行なうように構成されていることを特徴とする追記型ディスクシステム。

【請求項2】 追記型ディスクに、そのディスク上の追記型記録領域とは独立した書換可能記録手段を設け、前記書換可能記録手段には前記追記型記録領域に対する記録又は再生動作のための管理情報として少なくとも欠陥領域管理に関する情報を記録させ、この欠陥領域管理に関する情報に基づいて欠陥領域対応動作を行ない、前記追記型記録領域に対する記録又は再生動作を実行することを特徴とする追記型ディスクの記録又は再生方法。

【請求項3】 ディスク上の追記型記録領域とは独立した書換可能記憶手段を有する追記型ディスクに対して記録又は再生動作を行なう追記型ディスクドライブ装置として、

追記型ディスクの追記型記録領域に対するデータの記録又は再生動作を行なうことのできる第1の記録又は再生手段と、

追記型ディスクの書換可能記録手段に対するデータの記録又は再生動作を行なうことのできる第2の記録又は再生手段と、

前記第2の記録又は再生手段に対して、前記書換可能記録手段に少なくとも前記追記型記録領域に関する欠陥領域管理に関する情報の記録又は再生動作を実行させることのできる制御手段と、

を備えていることを特徴とする追記型ディスクドライブ装置。

**【発明の詳細な説明】****【0001】**

【発明の属する技術分野】本発明は例えばWORM (Write Once Read Many type) ディスクと呼ばれているような追記型記録方式が採用されるディスクを用いたシステム、追記型ディスクに関する記録／再生方法、及び追記型ディスクドライブ装置に関するものである。

**【0002】**

【従来の技術】WORMディスクの最大の特徴は、一度データを記録するとその領域には再度データを記録できないということである。そしてWORMディスクは、記録領域がセクターという単位で区切られて管理されるが、即ち一度データの記録が行なわれたセクターは、二度と記録のための領域としては使用できないものとな

り、もし、記録済のセクターにデータを重ね書きしてしまうと、既に記録されていたデータが破壊されてしまうことになる。このような特徴ゆえに、WORMディスクは証拠能力をもったメディアとして認められている。

**【0003】**

【発明が解決しようとする課題】ところがWORMディスクはデータの書き換えができないことから次のような問題がある。

【0004】ディスク上に、何らかの欠陥があるセクター（ディフェクトセクター）が検出された場合には、そのディフェクト管理情報を記録するために1セクター（もしくは安全性を高めるために2～4セクターなど複数のセクター）が使用される。即ちディフェクトセクターのアドレスやそのディフェクトセクターの代りに用いる交代セクターのアドレスが記録される。WORMディスクが書換不能であるということは、ディフェクトセクターが発見されるたびにそのディフェクト管理情報の記録のために1又は複数のセクターが消費されることを意味し、セクターの無駄が大きいものとなる。

【0005】またWORMディスクをディスクドライブ装置に装填した場合は、そのディスクドライブ装置は、多数のセクターを用いて或る程度非効率的に記録されている膨大なディフェクト管理情報を読み込まなくてはならず、再生や記録が可能となるまでの時間が他のメディア（ハードディスク、光磁気ディスクなど）に比べて長くなってしまう。

【0006】さらにWORMディスクを用いるシステムにおいては、WORMディスク上に記録したファイルの管理情報をどこに保存するかという問題がある。即ち、ファイル管理情報はファイルを作成する毎に書き換える必要があるわけであるが、WORMディスク上にファイル管理情報を記録する場合、このように随時の書換はできない。従って、セクターを無駄に消費することなく、かつ適宜最新のファイル管理情報が記録されているようにするための、ファイル管理情報の書込タイミングの設定が難しくなるとともに、ディスク装填時にディスクドライブ装置は最新のファイル管理情報を捜し出さなくてはならないために膨大な時間がかかり、これも再生や記録が可能となるまでユーザーが待たされることになる。

【0007】またファイル管理情報をホストコンピュータ側のメディア（例えばハードディスク）に記録することも考えられるが、この場合WORMディスク自体とそのファイル管理情報が別々に存在することになり、つまり異なるシステム間でWORMディスクを移動させて使用するという可搬性メディアの利点を阻害することになる。さらに或るシステムでハードディスクが破壊された場合、そこで管理されていた全てのWORMディスクが使用不能になるという恐れもある。

**【0008】**

【課題を解決するための手段】本発明はこのような問題

点に鑑みて、追記型ディスクを用いるシステムにおいて好適な記録又は再生方法及び追記型ディスクドライブ装置を提供することを目的とする。

【0009】まず追記型ディスクシステムとしては、ディスク上の追記型記録領域とは独立した書換可能記録手段を有する追記型ディスクと、この追記型ディスクに対して、追記型記録領域に対するデータの記録又は再生動作及び書換可能記録手段に対するデータの記録又は再生動作を行なうことのできる追記型ディスクドライブ装置とで構成する。そして追記型ディスクドライブ装置は、追記型ディスクの追記型記録領域に関する管理情報の書込又は読出を書換可能記録手段に対して行なうようにする。

【0010】追記型ディスクの記録又は再生方法としては、追記型ディスクの書換可能記録手段に追記型記録領域に対する記録又は再生動作のための管理情報として少なくとも欠陥領域管理に関する情報を記録させる。そしてこの欠陥領域管理に関する情報に基づいて欠陥領域対応動作を行ない、追記型記録領域に対する記録又は再生動作を実行するようにする。

【0011】追記型ディスクドライブ装置としては、追記型ディスクの追記型記録領域に対するデータの記録又は再生動作を行なうことのできる第1の記録又は再生手段と、追記型ディスクの書換可能記録手段に対するデータの記録又は再生動作を行なうことのできる第2の記録又は再生手段と、第2の記録又は再生手段に対して、書換可能記録手段に少なくとも追記型記録領域に関する欠陥領域管理に関する情報の記録又は再生動作を実行させることのできる制御手段とを設けるようにする。

【0012】即ち本発明では追記型ディスクは、ディスク上の追記型記録領域とは独立した書換可能記憶手段を有するものとし、つまり追記型ディスク自体にデータ書換可能な領域を設ける。そして、それを用いて管理情報など書換が求められる情報を記録するようにするものである。

【0013】

【発明の実施の形態】以下、本発明の実施の形態としてWORMディスクを用いたシステムについて3例を順次説明していく。

【0014】＜実施の形態例1＞図1は本例のWORMディスク1の構造を示すものである。このWORMディスク1は、ディスク2がカートリッジ5の内部に回転可能状態に収納されて成り、シャッタ3が開けられることでディスク2の記録面が露出され、ディスク2に対して記録/再生が可能とされる。ディスク2は、相変化記録方式、穴あけ記録方式、バブルフォーミング記録方式など、いわゆる追記型記録方式による光ディスクとされて、その記録面上で1度データの書き込まれたセクタにおいてはデータの書き換えは不能なものとされている。またディスク両面が記録面とされている（なお説明

上、ディスク2の両面の記録面をA面、B面と呼ぶ）。

【0015】そしてこのWORMディスク1には、カートリッジ5内に補助メモリ4が設けられている。この補助メモリ4は例えばIC固体メモリや小型ハードディスクドライブなどの記憶メディアとされ、つまりこの補助メモリ4によってWORMディスク1内にデータの書換が可能な記録領域が形成されることになる。

【0016】このようなWORMディスク1に対して記録/再生を行なうディスクドライブ10の構成を図2に示す。このディスクドライブ10は、ホストコンピュータ6と例えばSCSI接続され、ホストコンピュータ6からのコマンドに基づき、送信されてきたデータのWORMディスク1への記録を行なったり、またWORMディスク1からのデータ再生を行なってホストコンピュータ6へ送信するという動作を行なうことになる。

【0017】システムコントローラ11はマイクロコンピュータにより形成され、ディスクドライブ10におけるマスターコントローラとして機能する。またメモリ部12にはシステムコントローラ11の動作プログラムや制御用データが記憶されるが、メモリ部12には不揮発性RAM、フラッシュメモリ、S-RAMなどの各種メモリ装置が搭載され、各種データをその用途/性質に応じて所定のメモリ装置に保持している。システムコントローラ11はデータバス21によって各回路部と接続されており、データの授受やコマンド送信を行なう。

【0018】ホストコンピュータ6とは端子15でケーブル接続されるが、ホストコンピュータ6との各種コマンドや記録/再生データの通信の制御/実行はSCSIコントローラ14が行うこととなる。RAM13はSCSIコントローラ14による通信処理に用いられるメモリである。

【0019】データバススイッチャ16は各回路部間でのデータバス21を介したコマンド/データの受け渡しの制御を行なう。またドライブコントローラ22はシステムコントローラ11からのコマンドに基づいて、WORMディスク1に対する実際の記録/再生動作の制御を行なう。

【0020】WORMディスク1がこのディスクドライブ10に挿入されると、ローディング機構20によって記録/再生のための位置に運ばれ、チャッキングされる。このローディング機構20の動作は、ローディングインターフェース10を介してシステムコントローラ11が制御することになる。ローディングされたWORMディスク1においてカートリッジ5内のディスク2はスピンドルモータ23により回転駆動される。スピンドルモータ23はスピンドルモータドライブ24によって駆動電力が供給される。スピンドルモータドライブ24の動作はスピンドルインターフェース25、DSPインターフェース18を介してシステムコントローラ11が指示する。

【0021】ディスク2に対する記録／再生のための回路／ヘッド機構系は、ディスク2のA面／B面に対応して2系統設けられる。A面に対応する部位として、デュアルポートRAM26a、アドレスデコーダ27a、エンコーダ／デコーダ部28a、レーザダイオードドライバ29a、光学ヘッド30a、スライド機構35a、I-V／マトリクスアンプ36a、PLL回路37a、サーボプロセッサ／ドライバ38a、ALPC（オートレーザパワーコントロール）回路39a、スキューセンサ／ドライバ40aが設けられる。また光学ヘッド30a内には、レーザダイオード31a、ディテクタ32a、対物レンズ33a、2軸機構34a及び図示しないその他の光学系素子などが設けられる。

【0022】一方ディスク2のB面に対応する部位として、デュアルポートRAM26b、アドレスデコーダ27b、エンコーダ／デコーダ部28b、レーザダイオードドライバ29b、光学ヘッド30b、スライド機構35b、I-V／マトリクスアンプ36b、PLL回路37b、サーボプロセッサ／ドライバ38b、ALPC回路39b、スキューセンサ／ドライバ40bが設けられる。また光学ヘッド30b内には、レーザダイオード31b、ディテクタ32b、対物レンズ33b、2軸機構34b及び図示しないその他の光学系素子などが設けられる。

【0023】エンコーダ／デコーダ部28a及びエンコーダ／デコーダ部28bの両方に対しては信号処理のためにDSP（デジタルシグナルプロセッサ）41が用いられる。DSP41、PLL回路37a、37b、サーボプロセッサ／ドライバ38a、38b、ALPC回路39a、39b、スキューセンサ／ドライバ40a、40bについてはDSPインターフェース18及びデータバス21により、システムコントローラ11もしくはドライブコントローラ22との間でコマンドその他の必要な通信が行なわれる。

【0024】A面／B面にそれぞれ対応する部位の構成及び動作は同一であるため、A面に対応する部位について説明を行ない、B面に対応する部位についての説明は省略する。

【0025】デュアルポートRAM26aは記録／再生データの受け渡しを行なう部位としてのRAMとなる。即ち記録時においてホストコンピュータ6から供給され、データバススイッチャー16を介して書き込まれたデータをエンコーダ／デコーダ28に対してエンコード対象データとして供給し、また再生時においてエンコーダ／デコーダ28から供給された再生データをデータバススイッチャー16を介してSCSIコントローラ14側に送る部位となる。

【0026】アドレスデコーダ27aはドライブ時の走査位置のアドレス検出を行ない、システムコントローラ11、ドライブコントローラ22に供給する。

【0027】データの記録時には、エンコーダ／デコーダ部28aはデュアルポートRAM26aから供給されたデータに対して各種所定のエンコード処理を行ない、いわゆる記録データを生成する。その記録データはレーザダイオードドライバ29aの駆動制御信号となる。レーザダイオードドライバ29aは記録データに応じて光学ヘッド30a内のレーザダイオード31のレーザ出力をオン／オフ制御する。

【0028】レーザダイオード31から出力されるレーザ光は図示しない光学系を介して対物レンズ33aからディスク2の記録面に照射される。レーザダイオード31からのレーザ光出力レベルを記録レベルに制御するとともに、レーザ出力がレーザダイオードドライバ29aからの制御により記録データに応じてオン／オフ制御されることで、スピンドルモータ23により回転されているディスク2の記録面（A面）に記録ビットが形成されていくことになる。レーザ出力レベルのコントロールはALPC回路39aにより実行される。

【0029】再生時には、レーザダイオードドライバ29aはレーザダイオード31aから連続的に再生レベルとしてのレーザ出力を実行させる。レーザ出力レベルはALPC回路39aによりコントロールされる。

【0030】レーザダイオード31から出力されるレーザ光は図示しない光学系を介して対物レンズ33aからディスク2の記録面に照射されるとともに、その反射光は図示しない光学系によってディテクタ32aに導かれる。ディテクタ32aは受光レベルに応じた電流を出力し、I-V／マトリクスアンプ36に供給する。なおディテクタ32aは複数の光検出部位から構成されており、各光検出部位からの光電変換信号としての電流がそれぞれI-V／マトリクスアンプ36に供給されることになる。I-V／マトリクスアンプ36ではディテクタ32aからの各出力電流をそれぞれ電圧に変換し、さらにマトリクス演算処理で再生RF信号、トラッキングエラー信号、フォーカスエラー信号、プレンイン信号（和信号）などを生成する。

【0031】そのうち再生RF信号はエンコーダ／デコーダ28a及びPLL回路37aに供給される。PLL回路37aは再生RF信号に同期したいわゆる再生クロックを生成することになる。そしてエンコーダ／デコーダ28aでは再生RF信号を2値化した後、所定のデコード処理を行なって再生データを復号するわけであるが、そのときの処理にPLL回路37aからの再生クロックが用いられる。

【0032】エンコーダ／デコーダ28aでデコードされた再生データはデュアルポートRAM26aに取り込まれ、またアドレスデコーダ27aによってアドレス検出が行なわれる。デュアルポートRAM26aから読み出された再生データはSCSIコントローラ14の動作によりホストコンピュータ6に送信出力される。

【0033】記録及び再生時のトラッキング、フォーカスサーボ動作は、サーボプロセッサ／ドライバ38aにより行なわれる。光学ヘッド30a内において対物レンズ33aは2軸機構34aによってディスク2の半径方向及びディスク2の記録面に接離する方向に移動可能に保持されている。また光学ヘッド30a全体はスライド機構35aによりディスク2の半径方向に移動可能とされている。

【0034】記録時及び再生時にはディテクタ32aで検出された反射光情報からI-V／マトリクスアンプ36でトラッキングエラー信号、フォーカスエラー信号、プルイン信号が生成され、サーボプロセッサ／ドライバ38aに供給されるが、サーボプロセッサ／ドライバ38aはこれらの信号に基づいてトラッキングドライブ信号、フォーカスドライブ信号、スライドドライブ信号を生成する。そしてトラッキングドライブ信号、フォーカスドライブ信号に基づく電力を2軸機構34aのトラッキングコイル、フォーカスコイルに印加して対物レンズ33aの位置制御を行なうことで、レーザ光が合焦状態で、かつディスク記録面の記録トラックに追従するように制御される。またサーボプロセッサ／ドライバ38aはスライドドライブ信号に基づいてスライド機構35aを駆動し、光学ヘッド30a全体をディスク半径方向に駆動し、レーザ光による走査が記録トラックに対して適切に行なわれるように制御する。またスキュー制御はスキューセンサ／ドライバ40がスキュー状態の検出に応じて実行することになる。

【0035】さらにアクセス動作は、サーボプロセッサ／ドライバ38aがシステムコントローラ11からのアクセス制御コマンドに基づいてスライド機構35a及び2軸機構34aを駆動させることで実行される。

【0036】以上と同様の動作がデュアルポートRAM26bへスキューセンサ／ドライバ40bまでのB面に対応する回路系でも実行される。

【0037】ところで図1に示したようにWORMディスク1のカートリッジ5内には補助メモリ（ICメモリ）4が設けられており、図2のディスクドライバ10はこの補助メモリ4に対するデータの記録／再生も可能とされる。このため補助メモリコントローラ17とコンタクトピン42が設けられる。コンタクトピン42が補助メモリ4のコンタクト部と接続されることで、ディスクドライバ10と補助メモリ4におけるデータ等の受け渡しが可能となる。このコンタクトピン42の接続は、例えばローディング機構40によってWORMディスク1がローディングされた際に自動的に完了される構成とすればよい。

【0038】システムコントローラ11は、補助メモリコントローラ17を介して補助メモリ4からのデータ読込及び補助メモリ4へのデータ書込を行なうことができ、また補助メモリコントローラ17を介して補助メモ

リ4から読み込まれたデータをSCSIコントローラ14に直接転送できるようにされている。例えばホストコンピュータ6が直接補助メモリ4上のアドレスを指定できるようなシステム（後述）とすれば、そのアドレスの指定と読出コマンドにより、システムコントローラ11は補助メモリ4から読み出したデータを直接SCSIコントローラ14に受け渡し、ホストコンピュータ6に転送できるようにすることができる。

【0039】補助メモリ4と間の通信がシリアル信号で行なわれる場合は、補助メモリコントローラ17にシリアル／パラレル変換機能をもたせ、また補助メモリ4と間の通信がパラレル信号で行なわれる場合は、補助メモリコントローラ17にバストランシーバの機能を持たせればよい。

【0040】このような補助メモリ4を搭載したWORMディスク1を用いる本例のシステムでは、特にWORMディスク1のディスク1上の追記型記録領域におけるディフェクト管理情報に関するデータを、補助メモリ4に記録するようにする。

【0041】まずWORMディスク1のディフェクト管理方式について説明する。図4はWORMディスク1のWO領域（論理領域；トラック0〜トラックN）を模式的に示したものであり、各2048バイトのセクター0（論理セクター）〜セクターMまでで構成される領域である。図示するようにWO領域は、主にデータファイルを記録するユーザエリアが設けられるが、このWO領域におけるディフェクトセクターの管理のためにディフェクトマネージメントエリアDMA#0〜DMA#3が設けられる。さらに発見されたディフェクトセクターの代わりのセクターを提供するエリアとして交代エリアLが用意される。さらに書き換えのできない追記型ディスクにおいてなるべく効率的なディフェクト管理を行なうためにワーキングディフェクトリスト領域WDL#0、WDL#1が設けられる。

【0042】4つのディフェクトマネージメントエリアDMA#0〜DMA#3は、管理上の安全性を高めるためにそれぞれ同一内容が記録される。また2つのワーキングディフェクトリスト領域WDL#0、WDL#1も、それぞれ同一内容の記録が行なわれる。

【0043】ディフェクトマネージメントエリアDMA#0〜DMA#3は、基本的にはディフェクトセクターが発見された場合に、そのディフェクトセクターのアドレスを管理すること、及び必要に応じて設定される交代セクターのアドレスを管理することを行なう。

【0044】このため、ディフェクトマネージメントエリアDMA（DMA#0〜DMA#3）には、図5（a）に示すようなディフェクトストラクチャーテーブルDST、プライマリディフェクトリストPDL、セカンダリディフェクトリストSDLが設けられる。図5において一まずは1セクター分をあらわしており、ディフ

ェクトストラクチャーテーブルDST、プライマリディフェクトリストPDL、セカンダリディフェクトリストSDLはそれぞれ必要に応じたセクター数が用いられることになる。

【0045】また交代セクターを提供する交代エリアALは図5(b)のように交代セクターa10～a1(x)に提供される。何セクター分用いられるかは、ディフェクト状況による。ワーキングディフェクトリスト領域WDL(WDL#0、WDL#1)は、図5(c)のようにディフェクトリストセクターwd10、wd11……というように必要に応じてセクターが使用されていく。

【0046】ディフェクトマネージメントエリアDMAにおけるディフェクトストラクチャーテーブルDSTは、ディフェクト管理のための情報のアドレスを管理するもので、プライマリディフェクトリストPDL、セカンダリディフェクトリストSDL、交代領域AL、ワーキングディフェクトリスト領域WDL、及びユーザーエリアのアドレスが記録されている。即ちディスクドライブ10は、まずこのディフェクトストラクチャーテーブルDSTを読み込むことで、ディフェクト管理のための実情報をアクセスすることができるようになる。

【0047】ディフェクト管理のためには、まずWORMディスク1の製造時に記録面全面にわたってディフェクトセクターの検査が行なわれる。このときに発見されたディフェクトセクターについては、そのアドレスがプライマリディフェクトセクターPDLに記録されることになる。ただし、この場合は発見されたディフェクトセクターに交代するセクターは、そのディフェクトセクターの次のセクターと設定されることになり、従ってプライマリディフェクトリストPDLにおいて交代セクターのアドレスを管理する必要はない。つまり、プライマリディフェクトリストPDLでは、1つのディフェクトセクターにつき、そのアドレスとして8バイトが消費されるのみであり、ディフェクトセクターの検査の際に発見されたディフェクトセクターの数に応じて、プライマリディフェクトリストPDLに用いられるセクター数が決まる。

【0048】セカンダリディフェクトリストは、ユーザー使用時に於いて発見されたディフェクトセクターを管理するためのものである。ユーザー使用時に於いて発見されたディフェクトセクターについては、その交代セクターとして交代エリアAL内のセクターが割り当てられる。従ってセカンダリディフェクトリスト内のデータとしては、発見された1つのディフェクトセクターにつき、そのアドレスとしての8バイトと、交代セクターのアドレスとしての8バイトの16バイトが用いられる。

【0049】ところで、書き換えのできないWORMディスク1では、1つのディフェクトセクターの発見に応じてその都度セカンダリディフェクトリストSDLを書

き込んでいくことは好ましくない。つまり1つのディフェクトセクターの発見毎にセカンダリディフェクトリストSDLを書き込むようにすると、セカンダリディフェクトリストSDLとしての1セクター(2048バイト)において、例えば16バイトしか有効データがないセクターが生成されていくことになり、セカンダリディフェクトリストSDLとしての領域の多い無駄が生じるとともに、ディスクドライブ10がセカンダリディフェクトリストSDLを読み込むための時間が長時間化してしまう。つまり、有効データはセクター内のわずかないにもかかわらず、セカンダリディフェクトリストSDLとしての使用セクターが膨大になってしまうため、セカンダリディフェクトリストSDLの読出に時間がかかることになる。

【0050】そこでWORMディスク1ではワーキングディフェクトリスト領域WDL(WDL#0、WDL#1)を用意している。ユーザー使用時に於いてディフェクトセクターが発見された場合は、そのアドレス及び交代エリアAL内で選ばれる交代セクターのアドレスを、ディフェクトリストセクターwd10に記録する。なお、ワーキングディフェクトリスト領域WDL#0、WDL#1の両方において1つのディフェクトリストセクターが用いられるため、1つのディフェクトセクターが発見されるたびに2セクターが消費される。

【0051】次に新たにディフェクトセクターが発見されると、そのアドレス及び交代エリアAL内で選ばれる交代セクターのアドレスと、その直前のディフェクトリストセクター(wd10)に記録されていた内容がまとめて次のディフェクトリストセクター(wd11)に記録される。以降も、新たにディフェクトセクターが発見されるたびに、そのアドレス及び交代セクターのアドレスが、直前のディフェクトリストセクターの内容とともに新たなディフェクトリストセクターに書き込まれていくことになる。つまり常に、最後のディフェクトリストセクターが有効なディフェクトリストセクターとなる。

【0052】この様子を図6に示している。各ディフェクトリストセクターwd10、wd11……において、斜線部分が有効データであるとし、新たにディフェクトセクターが発見される毎に、そのディフェクトセクターの管理情報がそれまでに記録されていたディフェクトセクター管理情報をまとめられて新たなディフェクトリストセクターが生成されていくことを模式的に示している。

【0053】そして図6のディフェクトリストセクターwd1(y)として示すようにある時点で記録されたディフェクトリストセクターが、その1セクター分の領域全てに有効なディフェクト管理情報が記録されると、それがセカンダリディフェクトリストSDLの1つのセクターとして記録されることになる。このような方式でセカンダリディフェクトリストSDLの各セクターが形成

されていくため、セカンダリディフェクトリストSDLの1セクターは、その領域内はディフェクト管理のための有効データのみとされ、無駄なバイト領域を発生させることはない。従ってセカンダリディフェクトリストSDLとしてのセクター数はむやみに増えず、またセカンダリディフェクトリストSDLにおける全ディフェクト管理情報の読込も、むやみに長時間化することはない。

【0054】ただし、まだセカンダリディフェクトリストSDLのセクターにまとも上げられていないディフェクト管理情報も存在する。例えば図6ではディフェクトリストセクターwd1(y+3)に記録されているディフェクト管理情報は、セカンダリディフェクトリストSDLには記録されていないことになる。従って、WORMディスク1が装填されたディスクドライブ装置10は、最後のディフェクトリストセクターも読み込む必要がある。

【0055】ディスクドライブ装置10が装填されたWORMディスク1についてのディフェクト管理情報の読込に必要な動作をまとめると、まずディフェクトストラクチャーテーブルDSTを読み込んで、各領域のアドレスを把握し、次にプライマリディフェクトリストPDLとしての全セクターの内容(ディフェクトセクターのアドレスとしてのディフェクト管理情報)を読み込む。次にセカンダリディフェクトリストSDLとしての全セクターの内容(ディフェクトセクターのアドレス及び交代セクターのアドレスとしてのディフェクト管理情報)を読み込む。そして最後に、ワーキングディフェクトリスト領域WDLの中から最後のディフェクトリストセクターを探しだし、その最後のディフェクトリストセクターの内容を読み込むことで、全ディフェクト管理情報が取り込まれることになる。

【0056】ところが、最後のディフェクトリストセクターを探し出すためには、ブランクチェックを行ないながら全セクター(ただし、セカンダリディフェクトリストSDLの全セクター数から既にセカンダリディフェクトリストSDLにまとも上げられた最後のディフェクトリストセクターのアドレス(図6のwd1(y))はわかるため、それ以降の全セクター)を読み出していく処理が必要になる。図6では3セクター目であるディフェクトリストセクターwd1(y+3)を探す迄の処理となるが、実際にはセカンダリディフェクトリストSDLにまとも上げられるディフェクトリストセクター数は数100セクターとなるため、最後のディフェクトリストセクターを探し出すことは、場合によってはかなりの時間を要し、これによりディフェクト管理情報の読込完了動作が遅滞することになる。

【0057】そこで本例ではWORMディスク1の補助メモリ4において、図3のようなディフェクト領域管理に関する情報を記録するようにする。ここではディフェクトストラクチャーテーブルDSTの先頭アドレスと、

ディフェクトストラクチャーテーブルDSTにおけるトータルセクター数、プライマリディフェクトリストPDLの先頭アドレスと、プライマリディフェクトリストPDLにおけるトータルセクター数、セカンダリディフェクトリストSDLの先頭アドレスと、セカンダリディフェクトリストSDLにおけるトータルセクター数、ワーキングディフェクトリスト領域WDLの先頭アドレスとディフェクトリストセクターのトータル数、交代エリアALの先頭アドレスと交代セクターのトータル数が記録され、チェックサムワードが付加される。

【0058】WORMディスク1の製造時の最初のディフェクトセクターの検査において、上述のようにプライマリディフェクトリストPDLが形成されるが、このときに補助メモリ4におけるエリア1L、2LとしてディフェクトストラクチャーテーブルDSTの先頭アドレスと、そのトータルセクター数、及びプライマリディフェクトリストPDLの先頭アドレスと、そのトータルセクター数が記録される。

【0059】ユーザー使用時においては、ディフェクトセクターが検出されることに応じて上述のように交代セクターa1(x)、ワーキングディフェクトリスト領域WDLの先頭アドレスとディフェクトリストセクターが形成され、場合によってセカンダリディフェクトリストとしてのセクターも形成されるが、これに応じて、補助メモリ4におけるエリア3L、4L、5Lにおける各領域の先頭アドレスやトータルセクター数の書き込み、もしくはトータルセクター数の更新が行なわれていく。ユーザー使用時に行なわれるこのような補助メモリの書き込み、更新、及び再生は上記のように、システムコントローラ11が補助メモリコントローラ17を介して実行することになる。

【0060】補助メモリにこのようなデータが記録される本例の場合、WORMディスク1が装填されたディスクドライブ装置10は、ディフェクト管理情報の読込動作が非常に円滑なものとなる。即ち、システムコントローラ11はまず補助メモリ4のエリア1L～5Lのデータを読込。そしてディフェクトストラクチャーテーブルDSTの先頭アドレスと、ディフェクトストラクチャーテーブルDSTにおけるトータルセクター数から、ディスク2におけるディフェクトストラクチャーテーブルDSTとして読出が必要な区間(つまりディフェクトストラクチャーテーブルDSTとされている最初のセクターから最後のセクターまでのアドレスをはっきり把握でき、そのアドレス区間の読出を行なうことのみでディフェクトストラクチャーテーブルDSTの読出が完了される。

【0061】次にプライマリディフェクトリストPDLについても同様に最初のセクターから最後のセクターまでのアドレスをはっきり把握でき、そのアドレス区間の読出を行なうことのみで読出が完了され、ブランクセク



ターを探すことで読み出しを終了させるといった処理は必要ない。セカンダリディフェクトリストSDLの読出についても同様となる。

【0062】さらにワーキングディフェクトリスト領域WDLについては、その先頭アドレスとディフェクトリストセクター数を把握できることで、ワーキングディフェクトリスト領域WDLにおける最後のディフェクトリストセクターのアドレスを算出できる。つまり、最後のディフェクトリストセクターを探していくという処理は不要で、直接最後のディフェクトリストセクターのアクセスを行なうことができる。

【0063】以上のことから、本例ではディフェクト管理情報の読込のための処理が簡略化されるとともに、その読込動作も効率化されることで所要時間が短縮される。これによってWORMディスク1の挿入時にユーザーを待たせることなく、迅速に記録/再生可能な状態に立ち上げることができる。

【0064】また、交代エリアALの先頭アドレスと交代セクター数を把握できるため、新たにディフェクトセクターが発見された場合の処理が簡略化される。即ち発見されたディフェクトセクターに代わる交代セクターを設定する際に、交代エリアAL内で既に使用されている交代セクターをたどっていったブランクセクターをみつけ、それを新たな交代セクターとするという処理は不要で、直接交代セクターと設定すべきセクターのアドレスを把握できることになる。

【0065】＜実施の形態例2＞ところで、上記例では図3のようなデータを補助メモリ4に記録するようにしたが、さらに補助メモリ4の大容量化を計ることができれば、ディフェクトストラクチャーテーブルDST、プライマリディフェクトリストPDL、セカンダリディフェクトリストSDLの全てのセクターの情報と、ワーキングディフェクトリスト領域WDLにおける最新の情報（つまり上記最後のディフェクトリストセクターの内容に相当する情報）、さらには交代エリアALにおける最後のセクターの次のセクターのアドレス（つまり次に交代セクターとなるセクターのアドレス）を補助メモリ4に記録するようにすれば、ディフェクト管理に関する処理はさらに簡略化、迅速化される。

【0066】即ちシステムコントローラ11はディスク2からディフェクト管理情報を読み込む必要はなく、補助メモリ4の読込を実行すればよいものとなる。そして補助メモリ4は、書き換え可能メモリであるためワーキングディフェクトリスト領域WDLに相当するデータや、交代エリアALにおける最後のセクターの次のセクターのアドレスは同一領域上で書き換えていけば良いため、補助メモリ4内の記録領域を有効利用できる。

【0067】さらに、補助メモリ4内に、いわゆるディフェクト管理に関する情報の全て（ディフェクトマネージメントエリアDMAとワーキングディフェクトリスト

領域WDLの全ての情報）を記録するようにすれば、ディスク2の追記型の記録領域においては、図4に示したもののうちユーザーエリアと交代エリアALのみでよいことになり、ディスク2の記録面をさらに有効利用できるものとなる。

【0068】さらにディフェクト管理に関する情報のすべてを補助メモリ4に記録する場合、書き換え可能な領域であるため実質的にワーキングディフェクトリスト領域WDLは不要とすることができ（つまりセカンダリディフェクトリストを直接、随時書き換えていけばよい）、ディフェクト管理アルゴリズムを変更すればワーキングディフェクトリスト領域WDLとしてのデータも不要とすることができる。

【0069】＜実施の形態例3＞次に、補助メモリ4にファイル管理情報を記録するようにする例について説明する。

【0070】通常、ユーザーがWORMディスク1にデータファイルを記録した場合、そのファイル管理情報は、例えばMS-DOSの場合ではFAT（File Allocation Table）といわれる領域で行なわれ、このFATでは各セクターについて使用済セクターか未使用セクターかを管理することになる。またRD（Root Directory）といわれる領域では、どのようなファイルがどのセクターから何セクター分記録されているか、ということ进行管理している。これらのファイル管理情報の記録エリアは、フォーマットを行なった時点で決定される。

【0071】同様に、例えばUNIXのファイルシステムの場合、ファイル管理はinodeと呼ばれる情報で行なわれるが、このファイル管理情報の中には最終アクセス時刻の情報もあり、ファイルにアクセスするだけでファイル管理情報の内容は更新される。さらにスーパブロックと呼ばれる情報ではファイルシステム内の空きブロック数、使用可能な空きブロックリストなどが管理されている。

【0072】このようにファイルの書込/消去や、ファイルアクセスが行なわれるたびに書き換えられる必要のあるファイル管理情報は、データ書き換えのできないWORMディスク1については、ホストコンピュータ側のハードディスクに記録するようにすることが考えられるが、この場合可搬性メディアとしてのWORMディスク1の利点が阻害されることは前述したとおりである。またWORMディスク1に記録する場合は、ファイル管理情報の書き換えのたびに新たなセクターを使用してファイル管理情報を書き込んでいく必要があり、セクターをむやみに消費してしまうとともに、ファイル管理情報を読み出す際に有効なファイル管理情報を探すための処理の複雑化や遅滞が生ずる。そこで本例では、ファイル管理情報を補助メモリ4に記録するようにする。

【0073】このためのシステム形態を図7に示す。WORMディスク1をディスクドライブ内10で使用する

にあたって、ホストコンピュータ6はシステムコントローラ11に対して書換可能な論理セクターアドレスと書換不能な論理セクターアドレスを知らせ、システムコントローラ11はその情報を図7(a)のセクターマネジメントエリアSMAに記録する。書換可能な論理セクターアドレスとは、例えば論理セクター0～論理セクター $S_n$ であり、これは即ち補助メモリ4内の領域とする。そして論理セクター $S_{n+1}$ ～論理セクター $S_{MAX}$ までが図4に示したようなディスク2の記録面上としての領域となる。

【0074】システムコントローラ11はセクターマネジメントエリアSMAとして、書換可能な論理セクターアドレスの情報として論理セクター0のアドレス(IC-STA)と論理セクター $S_n$ のアドレス(IC-SPA)、及び書換不能な論理セクターアドレスとして、その開始セクターである論理セクター $S_{n+1}$ のアドレス(WO-STA)の書込を、補助メモリコントローラ17を介して補助メモリ4に実行する。

【0075】ホストコンピュータ6からの記録/再生コマンドが供給された場合は、システムコントローラ11はそのアドレスが論理セクター0～論理セクター $S_n$ 内のものであれば、補助メモリ4に対するアクセスを実行し、また記録/再生コマンドにおけるアドレスが論理セクター $S_{n+1}$ 以降のものであれば、ディスク2に対するアクセスを実行することになる。このようにホストコンピュータ6が自由に論理セクターを指定することで、WORMディスク1を管理するあらゆるOSのファイル管理が可能となる。

【0076】以下、このような補助メモリ4を用いてファイル管理情報を記録する例について説明する。例えば、UNIX上のWORMディスクのファイル管理情報(i-node)を次の[A]の内容とした場合を考える。

【0077】[A] WORMディスク上のファイル管理情報の内容

- ・所有者
- ・グループ
- ・許可モード
- ・最終アクセス時刻
- ・最終更新時刻
- ・ファイル管理情報の最終更新時刻
- ・過去のファイル管理情報番号
- ・ファイルの型
- ・ファイルの大きさ
- ・ディスクの先頭アドレス
- ・ファイル管理情報自体が更新された場合の次のi-nodeディスクの先頭アドレス

【0078】ここで、所有者とグループはファイルをアクセスする権利をもつ個人利用者及びグループ利用者を定義するデータである。許可モードは、所有者とグルー

プとその他のそれぞれに対して、ファイルの書き込み/読みだしの実行を行なうアクセス権を管理するデータである。最終アクセス時刻は、最後にそのファイルがアクセスされた時刻であり、最終更新時刻は、最後にそのファイルが変更された時刻である。ファイル管理情報の最終更新時刻は、ファイル管理情報のデータ自体が更新された時刻である。

【0079】過去のファイル管理情報番号は、追記型ディスクの特徴をいかしてファイル管理情報の番号を連続して割り当てて行く場合、古いデータを復帰させるために使用する。ファイルの型は、通常型かディレクトリかデバイス型の特殊ファイルかなどを示すデータである。ファイルの大きさ、ディスクの先頭アドレスは、ファイルのデータ本体がディスクのどこから、どこまで書かれているかを管理するデータである。ファイル管理情報自体が更新された場合の次のi-nodeディスクの先頭アドレスは、次のファイル管理情報本体のデータが書かれたアドレスのポインタであり、このデータはファイル管理情報自体が更新されたときに書き込まれる。

【0080】WORMディスク1上に上記[A]のようなファイル管理情報のデータを記録するようにすると、このファイル管理情報の項目のいずれかが更新されただけで、ファイル管理情報のデータ幅でファイル管理情報の追記を行なうことになる。一方、このファイル管理情報をホストコンピュータ内のハードディスクに記録すると、WORMディスク1で、そのメディア単体として独立したファイルシステムを構築することができなくなる。

【0081】ここで、本例のような補助メモリ4を備えたWORMディスク1上で、このファイル管理情報の情報管理を考える。例えば、ファイル管理情報(i-node)を次の[B]に示すようなデータ構成にする。

【0082】[B] 補助メモリ付きWORMディスクのファイル管理情報の内容

- ・所有者のポインタ(補助メモリの論理アドレス上)
- ・グループのポインタ(補助メモリの論理アドレス上)
- ・許可モードのポインタ(補助メモリの論理アドレス上)
- ・最終アクセス時刻のポインタ(補助メモリの論理アドレス上)
- ・最終更新時刻のポインタ(補助メモリの論理アドレス上)
- ・ファイル管理情報の最終更新時刻のポインタ(補助メモリの論理アドレス上)
- ・過去のファイル管理情報番号
- ・ファイルの型のポインタ
- ・ファイルの大きさ
- ・ディスクの先頭アドレスのポインタ
- ・WORMディスクディスク上のファイル管理情報情報が更新された場合の次のi-nodeディスクの先頭ア

ドレス

【0083】即ち、ファイルのデータ本体に関わるファイルの大きさ、ディスク2の先頭アドレス、ファイルシステムに関わるファイルの型、ファイル管理情報自体が更新されたときだけに更新される過去のファイル管理情報番号は、ディスク2上の追記型のエリアに書き込み、データ本体の信頼性を上げる。そして、その他のファイル管理情報の内容はデータに付随的な情報であるため、補助メモリ4上に書き込み、そのポインタをディスク上のファイル管理情報領域で管理を行なう。

【0084】これにより、ファイルのアクセスや単に所有者の変更、許可モードの変更が行なわれてもディスク2上のデータは変わらないため、ファイル管理情報の更新によるディスク2でのセクタ消費を抑えることができる。また、仮に補助メモリ4上のデータが失われても付随的なデータであるので致命的にはならない。

【0085】さらにディスク2の容量と補助メモリ4の容量を考慮して、補助メモリ4上に書き込む管理情報の項目を減らす場合としては、例えば、最終アクセス時刻のデータだけ補助メモリ4に書き込むことも考えられる。この場合でも、単にファイルにアクセスするだけでディスク2上のファイル管理情報自体が追記されることはなくなり、セクタ消費の削減に有効である。

【0086】次に、UNIXシステムにおいてWORMディスク1でファイルシステムの状態を保持している管理情報としてのスーパーブロックについて考える。スーパーブロックの内容が次の[C]のようであるとする。

【0087】[C] WORMディスク上のスーパーブロック

- ・ファイルシステムの大きさ
- ・ファイル管理情報(i-node)の最大番号
- ・データブロックのスタートアドレス
- ・ファイル管理情報(i-node)ブロックのスタートアドレス
- ・現在のファイル管理情報(i-node)の最大番号
- ・スーパーブロックの最終更新時刻
- ・ファイルシステム内の空ブロックの数
- ・次の空ブロックの指標

【0088】ファイルシステムの大きさはファイルシステムの容量を示す。ファイル管理情報の最大番号は、ファイル管理情報(i-node)をディスク上に線形配列で記憶されるためにファイルシステム作成時に決めた値である。データブロックのスタートアドレス、ファイル管理情報ブロックのスタートアドレスは、ディスク上の論理アドレスである。現在のファイル管理情報最大番号は、現在までに使用されているファイル管理情報の最大番号で次のファイル管理情報番号を確保するのに使用する。スーパーブロック最終更新時刻は、最後にスーパーブロック変更された時刻であり、ファイルシステム内の空ブロックの数は、ファイルシステムの残りの容量であ

る。次の空ブロックの指標は次に使用できるディスク上の論理アドレスである。

【0089】ここで、スーパーブロックの中の現在のファイル管理情報最大番号、スーパーブロックの最終更新時刻、ファイルシステム内の空ブロックの数、次の空ブロックの指標は、ディスク2上に追記していく情報である。そしてファイルシステム内の空ブロックの数、次の空ブロックの指標は、必要ときにメディア上をスキャンして知ることができる情報であるが、多くの時間が必要となる。

【0090】このようなスーパーブロックについて、本例の補助メモリ付きWORMディスク1上で、上記[B]のファイル管理情報(i-node)にてファイル进行管理した場合のスーパーブロック情報管理を考える。スーパーブロックの内容を次の[D]のようにする。

【0091】[D] 補助メモリ付きWORMディスクのスーパーブロック

- ・ファイルシステムの大きさ
- ・ファイル管理情報(i-node)の最大番号
- ・データブロックのスタートアドレス
- ・ファイル管理情報(i-node)ブロックのスタートアドレス
- ・現在のファイル管理情報(i-node)の最大番号
- ・スーパーブロックの最終更新時刻
- ・ファイルシステム内の空ブロックの数のポインタ(補助メモリの論理アドレス上)
- ・次の空ブロックの指標のポインタ(補助メモリの論理アドレス上)

【0092】この[D]のスーパーブロックでは、ファイルシステム内の空ブロックの数、次の空ブロックの指標のデータ本体を補助メモリ4上に保持し、そのアドレスをディスク2上に持つようにしている。これによりディスク2でのセクタ消費を低減できる。仮に補助メモリ4上のデータが失われても、これらの補助メモリ4に記録する内容はディスク2上をスキャンして知ることができる情報であり、データ復帰が可能である。

【0093】ところで上記[D]の場合はファイル管理情報(i-node)が管理する補助メモリ4のポインタがそれぞれのファイル管理情報で独立で確保できる場合である。使用されなくなったファイル管理情報での補助メモリ4のポインタを解放し、新たに確保されたファイル管理情報で使用する場合には、次の[E]のようなスーパーブロックを構成する必要がある。

【0094】[E] 補助メモリ付きWORMディスクのスーパーブロック

- ・ファイルシステムの大きさ
- ・ファイル管理情報(i-node)の最大番号
- ・データブロックのスタートアドレス
- ・ファイル管理情報(i-node)ブロックのスタートアドレス

- ・現在のファイル管理情報（i-node）最大番号
- ・スーパーブロックの最終更新時刻
- ・ファイルシステム内の空ブロックの数のポインタ（補助メモリの論理アドレス上）
- ・次の空ブロックの指標のポインタ（補助メモリの論理アドレス上）
- ・補助メモリ内の使用可能な空メモリブロックのポインタリストのポインタ（補助メモリの論理アドレス上）
- ・補助メモリ内の使用可能な空メモリブロックの数のポインタ（補助メモリの論理アドレス上）

【0095】補助メモリ内の使用可能な空メモリブロックのリストは、使用可能な補助メモリのブロックの先頭アドレスを収納したリストである。ファイルが消されたり、データが更新されたりして、そのファイル管理情報が使用されなくなると、そのファイル管理情報が使用していた補助メモリ4の領域が解放され、そのブロック先頭アドレスをアドレスリストに加える。新たなファイル管理情報が使用された場合、そのリストから補助メモリ4における領域を把握して、さらにリストからそのポインタを削除する。補助メモリ4内の使用可能な空メモリブロックの数は、そのリストの中のアドレスの数である。これらの管理領域は補助メモリ4内に用意する。

【0096】以上、実施の形態として補助メモリ4にディフェクト管理情報やファイル管理情報に関するデータ、もしくは管理情報内容そのものを記録する例をあげてきたが、さらに発展形として、ファイル管理情報以外に、ユーザーメモ（例えば、仕事やゲームの途中情報）の記録に補助メモリ4を用いたり、エラーログ等に使用する事も可能である。

【0097】また、ディスクドライブ10へのWORMディスク1の挿入回数を補助メモリ4に記録していくようにすれば、カートリッジ（ディスク2）や補助メモリ4の寿命検出にも役立てることができる。さらに補助メモリ4に、ファイルシステムの整合性チェックのログを記録することで、メディアの修復や、あるいは修復状態をメディア単独で管理することができるようになる。

【0098】なお補助はディスクはICメモリや、小型のハードディスクドライブなどとし、カートリッジ5内においてディスク2とは別の位置に収納するようにしたが、カートリッジ5の外部に取り付けたり、また例えばディスク2の最内周部分などディスク自体にICメモリ

チップを埋め込むなどの方式も考えられる。

【0099】

【発明の効果】以上説明したように本発明では、追記型ディスクにおいてディスク上の追記型記録領域とは独立した書換可能記録手段を有するものとし、つまり追記型ディスク自体にデータ書換可能な領域を設ける。そして、それを用いて管理情報など書換が求められる情報を記録する。このため、可搬性メディアとしての利点も阻害することなく、頻繁な書換が必要な管理情報をデータ書換のできない追記型ディスク内において書換ながら使用することができ、追記型領域のセクターのむやみな消費がなくなり追記型領域を有効利用できるという効果があるとともに、管理情報の読込のために追記型領域内で最新の管理情報を探すという非常に煩雑で時間のかかる処理も解消されるという効果がある。特にファイル管理情報やディフェクト管理情報を書換可能記録手段に記録するようにすることで、追記型記録領域の有効利用や管理情報読出処理の迅速化、簡易化といった効果は著しいものとなり、追記型ディスクを用いたシステムの有用性を高めることができる。

【図面の簡単な説明】

【図1】本発明の実施の形態のWORMディスクの説明図である。

【図2】実施の形態のディスクドライバのブロック図である。

【図3】実施の形態での補助メモリへの記録データ例の説明図である。

【図4】実施の形態のWORMディスクの追記型領域の説明図である。

【図5】実施の形態のWORMディスクのディフェクト管理情報の説明図である。

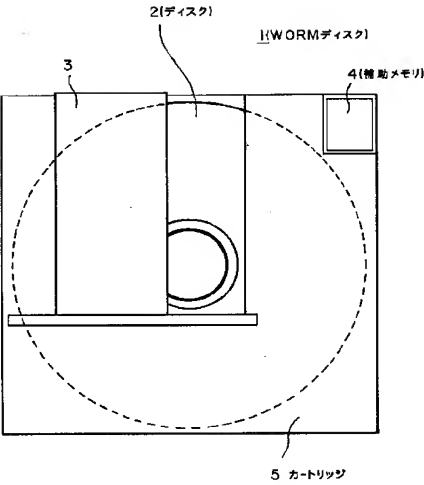
【図6】実施の形態のWORMディスクのワーキングディフェクトリストの説明図である。

【図7】実施の形態のシステム管理の説明図である。

【符号の説明】

1 WORMディスク、2 ディスク、4 補助メモリ、5 カートリッジ、6 ホストコンピュータ、10 ディスクドライブ、11 システムコントローラ、14 SCSIコントローラ、17 補助メモリコントローラ、30a、30b 光学ヘッド、42 コンタクトピン

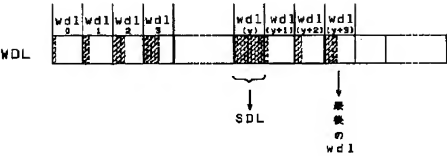
【図 1】



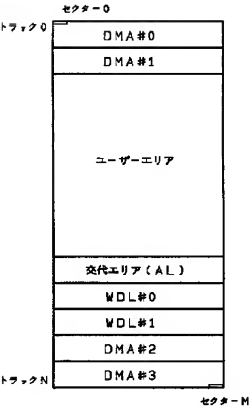
【図 3】

	4 バイト	4 バイト
1L	DST 先頭アドレス	DST トータル数
2L	PDL 先頭アドレス	PDL トータル数
3L	SDL 先頭アドレス	SDL トータル数
4L	WDL 先頭アドレス	WDL トータル数
5L	AL 先頭アドレス	AL トータル数
	チェックサムワード	

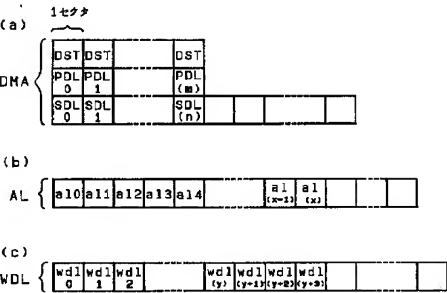
【図 6】



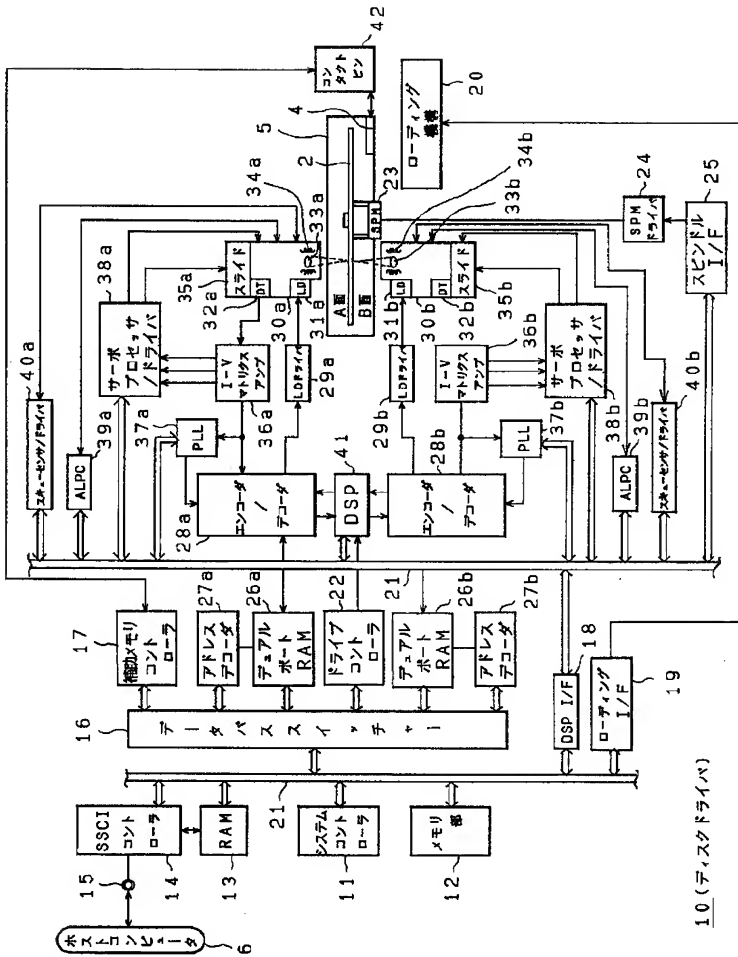
【図 4】



【図 5】

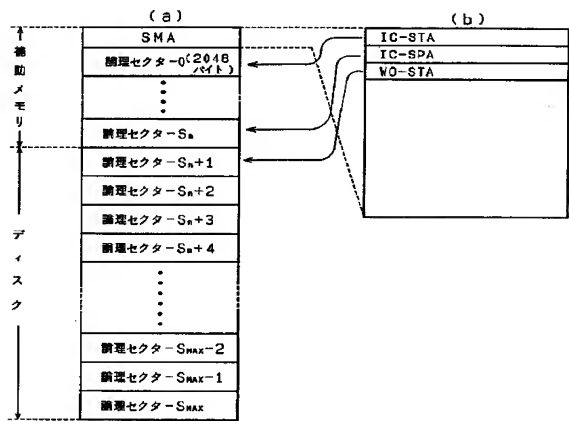


【図2】



10 (ディスクドライバ)

【 図 7 】



フロントページの続き

(51)Int.Cl. <sup>6</sup>	識別記号	庁内整理番号	F I	技術表示箇所
G 1 1 B 20/18	5 7 2		G 1 1 B 20/18	5 7 2 F
	5 7 4			5 7 4 H
			27/00	D